

Análisis de la utilización máxima de un canal de comunicaciones  
en un enlace vía radio

Bria Oscar Norberto \*  
De Giusti Marisa Raquel\*\*

Trabajo realizado en el marco del Proyecto Procesadores enlazados  
vía radio.

Dirección del Proyecto: Lorente Hugo Enrique \*\*\*

Subdirección del Proyecto: De Giusti, Armando Eduardo \*\*\*\*

El presente Proyecto se está desarrollando en el Centro de  
Técnicas Analógico-Digitales (CeTAD)- Facultad de Ingeniería -  
Universidad de La Plata- Buenos Aires - Argentina.

Director del CeTAD: Quijano, Antonio Adrian \*\*\*\*\*.

\* Becario de Perfeccionamiento Comisión de Investigaciones  
Científicas de la Pcia. de Buenos Aires- Argentina.

\*\* Becario de Formación Superior del Consejo Nacional de  
Investigaciones Científicas y Técnicas. Argentina.

\*\*\* Profesor Titular de la Universidad Nacional de La Plata.  
Buenos Aires - Argentina.

\*\*\*\* Investigador Independiente Consejo Nacional de  
Investigaciones Científicas y Técnicas. Argentina y Profesor  
titular de la Universidad Nacional de La Plata.

\*\*\*\*\* Profesor Titular de la Universidad Nacional de La Plata y  
Presidente de la Comisión de Investigaciones de la Universidad  
Nacional de La Plata.

## Abstract:

Packet Radio Networks exhibit certain special characteristics, attending its natural "half duplex" link scheme, and high bit error rate.

This paper demonstrates the convenience of partitioning the transmission burst in a set of isolated sequential frames, and gives some rules for selecting the partitioning number.

## 1) Resumen:

Las redes de conmutación de paquetes enlazadas vía radio (Packet-Radio networks), pueden ser organizadas en forma de una estructura jerárquica tal como la definida por la Organización Internacional de Standards (ISO), para facilitar la intercomunicación de dispositivos de procesamiento de datos.

El presente artículo está relacionado con el Nivel 2 o Nivel de Trama ( modelo OSI de interconexión de sistemas abiertos de la ISO ) y provee modelos y gráficos útiles como guía para la selección del tamaño óptimo de la trama (\*) y el número de tramas involucradas en cada transmisión simple en el medio de radio.

En este análisis se considera como fuente de error la presencia de ruido completamente aleatorio en el canal que afecta a las tramas intercambiadas entre procesos pares, considerando el consumo de bits por sincronismo, secuenciación de tramas enviadas y técnica de reconocimiento "a caballito" (piggybacked ack).

\* El término trama (frame) no es el término oficial de la ISO para la unidad intercambiada por los procesos pares del nivel 2. El término oficial es data-link-service-data-unit, sin embargo es aquél el usado más frecuentemente.

## 2) Introducción:

El nivel de trama debe realizar la función de tomar una facilidad de comunicación y transformarla en una línea que aparece libre de errores de transmisión para el nivel superior (Nivel de red). Para cumplir esta tarea particiona los datos de entrada en tramas, transfiriéndolas secuencialmente y procesando las estructuras de reconocimiento enviadas por el receptor. [Ref.1,2,3,4,5].

Una trama o frame es una estructura particular compuesta fundamentalmente (y con diferencias de protocolo a protocolo) de cuatro campos básicos:

| Clase | Secuencia | Reconocimiento | Información |
|-------|-----------|----------------|-------------|
|-------|-----------|----------------|-------------|

Los tres primeros contienen información de control y el último contiene los datos a ser transferidos; los tres campos iniciales constituyen la "cabeza" (header) de la trama.

El campo de clase nos dice si hay datos en la trama o si lleva sólo información de control.

Los campos de secuencia y reconocimiento asignan números consecutivos (que reciclan al llegar a un máximo) a cada porción de información y reconocimiento respectivamente.

En la mayoría de los protocolos se asume un canal de comunicaciones que pierde tramas completas en determinadas ocasiones. Para solucionar estos problemas el transmisor inicializa por ejemplo, un temporizador interno cada vez que envía un frame; si en un apropiado tiempo no recibe confirmación de su trama, el reloj genera una alarma y la computadora encargada de las comunicaciones reenvía la unidad.

Dado que el receptor no puede distinguir entre un frame y otro, existiría la posibilidad de duplicaciones de información; por ello el transmisor debe adicionar a la información enviada un número de secuencia, de modo que el receptor pueda chequear este número para ver si la trama está duplicada o no.

Dado que no puede obviarse el hecho que el receptor no puede procesar datos a una velocidad infinita, deben implementarse determinados mecanismos de prevención. [Ref.1,6].

Uno de estos mecanismos se denomina "pare y espere" (stop and wait) y obliga al transmisor a enviar cada trama y esperar una confirmación de la llegada correcta de su trama al receptor.

Si la trama tiene una estructura como la descrita anteriormente el receptor puede enviar nueva información y "montada" en ella el número de secuencia del último "frame" recibido.

La otra categoría de protocolos tendientes a controlar el flujo de información se denomina de "ventana deslizante" (sliding window); su utilidad aparece cuando hay retardos considerables entre envío de trama y retorno de confirmación, dado que en tales situaciones dejar al transmisor desocupado disminuye la utilización del ancho de banda.

En este caso el retardo se "ocupa" con transmisiones de tramas que quedan en una lista de "frames" pendientes de confirmar, similarmente el receptor mantiene una memoria de frames que puede aceptar.

Las características del enlace de radiofrecuencia (canal "half duplex" y tasas de errores elevadas), adicionadas a aquellas del acceso múltiple, han llevado a algunos autores a analizar las ventajas y desventajas de usar, en este ambiente, técnicas inicialmente propuestas para cable y transmisión full-duplex con bajas tasas de error y secuenciación asegurada por el cable. [Ref.7,8,9,10,11].

En el presente artículo se obtienen expresiones para evaluar la eficiencia de un enlace punto a punto de radiofrecuencia, con tasas de error aleatorio variables a voluntad, considerando el efecto del sincronismo necesario para establecer la comunicación.

Se muestran las expresiones que maximizan la utilización del ancho de banda, en función del número de tramas enviadas por transmisión simple y la longitud de datos útiles de cada trama.

El conjunto de gráficos que acompañan al artículo ayudan a visualizar los resultados obtenidos.

### 3) Análisis preliminar:

Cuando se analiza un protocolo de comunicaciones deben tenerse en cuenta tres factores de pérdida que alteran la performance, medida en términos de su eficiencia:

- 1- Pérdida debida a los errores en la transmisión de la trama. (Factor A).
- 2- Pérdida debida a los errores en la transmisión del ACK. (Factor C).
- 3- Pérdida debida al overhead que introducen los siguientes tres elementos: Header del paquete + Sincronismo + ACK. (Factor B).

De este modo la eficiencia puede ser considerada así:

$$U_c = F(A, B, C) = A \cdot B \cdot C$$

El factor C de la fórmula anterior varía de acuerdo a la técnica de envío del ACK, verificándose lo siguiente:

- \*  $C = 1$  si la probabilidad de pérdida del ACK vale 0 y
- \*  $C = A$  si la probabilidad de pérdida del ACK = probabilidad de pérdida del frame de datos.

Esta última opción resulta lógica si se analiza precisamente un canal de acceso único de radiofrecuencia half duplex. Como tanto los "frames" de datos como el ACK transitan el mismo medio resulta sensato igualar las probabilidades de pérdida de ambos tipos de tramas, suponiendo adicionalmente un esquema del tipo "piggyback".

Sin embargo, por el momento (y dada la ductilidad de este factor), se considerará  $C = 1$  para simplificar el análisis.

### 4) Análisis suponiendo probabilidad de pérdida de Ack nula:

La suposición (ideal) de que la probabilidad de pérdida del ACK es cero lleva a

$$U_s = A \cdot B$$

Debe notarse que la suposición anterior significa sólo que el ACK no es afectado por el ruido, aunque sin embargo se sigue considerando el efecto de su presencia en el factor B. El no considerarlo allí supondría una situación más irreal: que el ACK no "consume" bits.

Si se analiza el factor B de la fórmula anterior y su sensibilidad a variaciones de N (número de tramas por transmisión única) los dos casos de interés son:  $N = 1$  y N distinto de 1.

Para este análisis se definen los siguientes términos:

D: Número de bits de datos en la trama.

H: Número de bits en el encabezamiento de la trama + bits para el CRC + bits para el ACK.

En este caso la relación de bits útiles a bits enviados (factor B) vale:

$$B = \frac{D}{D + H}$$

Este factor permanece constante para transmisiones simples o múltiples, ya que ninguno de estos términos depende de N.

Se considera ahora el retardo de conmutación del transceptor necesario para establecer la comunicación (impuesto por limitaciones técnicas insalvables): este retardo es constante tanto para transmisión simple como para múltiple y si se llama sincronismo (S) a este tiempo de conmutación y se analiza su efecto de overhead por paquete se obtiene:

En transmisión simple ( N = 1 ):

$$S_s = S/1$$

En transmisión múltiple ( N distinto de 1 ), donde en un único período de transmisión se envían N tramas sucesivas:

$$S_m = S/N$$

De manera que en la expresión de B agregando el sincronismo:

$$B = \frac{D}{D + H + S/N}$$

La función B depende ahora de N, y tiene un máximo para N = ∞ que vale D/D+H, y un mínimo para N = 1.

Con relación al caso de "transmisión múltiple" es necesario realizar ciertas aclaraciones: en ese caso suele usarse (con cierta libertad) la terminología ventana deslizante. Sin embargo, es necesario recordar que en un esquema de radio el método de control de flujo responde a una técnica "pare y espere", ya que el transceptor (independientemente del número de bloques que envíe), conmuta a recepción luego de haber realizado su transmisión, por lo que no hay ventana deslizante, tal como ocurre cuando se trata de transmisión full duplex.

Para analizar el término A, si se supone que los errores del canal ocurren independientemente a velocidad p, la probabilidad de que un frame de largo D+H llegue sin error en una transmisión simple vale:

$$Q = (1 - p)^{D + H}$$

Esto significa que cuanto mayor es la longitud del frame, más probable es que la información se altere por efecto del ruido.

Para estudiar correctamente el factor A en una transmisión múltiple debe por lo tanto seleccionarse previamente una estrategia de transmisión.

Si en una transmisión N-múltiple (con  $N > 2$ ) el ruido afecta al paquete 2 ( y este hecho es detectado por el receptor), los sucesivos paquetes de la transmisión serán descartados independientemente del efecto del ruido sobre ellos.\*\*

Si  $Q$  es la probabilidad de éxito,  $(1-Q)$  es la probabilidad de fracaso considerando todos los posibles casos en una transmisión y la estrategia mencionada se llega a que el factor  $A$  vale [Ref.10]:

$$Q \cdot (1-Q) + Q \cdot Q \cdot (1-Q) + Q \cdot Q \cdot Q \cdot (1-Q) \dots Q^N \cdot N = Q \cdot (1-Q) + Q^N \cdot N$$

Resolviendo se llega a:

$$A = \frac{Q \cdot (1-Q)^N}{N \cdot (1-Q)}$$

Si ahora se considera el producto de los factores  $A$  y  $B$ , se tiene:

$$U_s = \frac{Q \cdot (1-Q)^N}{N \cdot (1-Q)} \cdot \frac{D}{D + H + S/N}$$

Donde el análisis matemático de la función  $U_s(N)$  revela :

- Tiene un cero en cero.
- Tiene un cero en infinito.
- Tiene un máximo para un  $N$  intermedio ( $N \geq 1$  y entero).

Para la búsqueda de dicho valor de  $N$  es necesario considerar que, suponiendo formato HDLC y un equipo dado (  $S$  determinado ) la optimización de  $U_s$  debe buscarse en dos dimensiones,  $N$  y  $D$ , y no sólo en función de  $D$ . Por esta razón, en este artículo se ha optado por buscar  $U_s$  (máximo) en función de ambas variables simultáneamente.

Considerando ruido completamente aleatorio:

Entonces  $p = \text{BER}$  y  $q = (1 - \text{BER})$  y  $Q = q$

Por lo tanto la expresión de  $U_s$ , en términos de  $D$  y  $N$ , vale:

$$U(D, N) = \frac{\frac{D+H}{q} \cdot \frac{N(D+H)}{1-q}}{\frac{D+H}{1-q} \cdot N} \cdot \frac{D}{D + H + S/N}$$

La expresión anterior ha sido validada por simulación en GPSS V e implementada a través de un programa en Pascal, que calcula la función  $U_s$ , para determinados valores de error en el canal, tamaño de la cabeza y del sincronismo.

La función resultante ha sido graficada y se muestra en la Figura 1 para valores típicos.

Continuando el estudio analítico, si se realiza en la fórmula anterior un apropiado cambio de variables se tiene

$$T = (D+H) \cdot N$$

$$Us(T,N) = \frac{\frac{T/N}{q} \cdot (1 - q)}{(1 - q)} \cdot \frac{T/N - H}{T + S}$$

Para encontrar el máximo se evalúan las derivadas parciales, se igualan a cero y utilizando la aproximación  $\ln q = -p$  se llega a:

$$1) \quad p (T_o + S) = e^{pT_o} - 1$$

$$2) \quad a N_o + b = \{ c N_o + d N_o + e \} (1 - q^{f/N_o})$$

Con

$$a = H T_o$$

$$b = p (T_o + S) T_o^2$$

$$c = (T_o + S) H R$$

$$d = T_o \{ H + (T_o + S) (1 + R) \}$$

$$e = T_o^2$$

$$f = T_o$$

$$R = p T_o \frac{\frac{T_o}{q}}{1 - q^{T_o}}$$

De 1) se obtiene el valor de T óptimo ( $T_o$ ) y por lo tanto de D óptimo ( $D_o$ ).

De 2) se obtiene el valor de N óptimo ( $N_o$ )

En las Figuras 2 y 3 pueden observarse  $D_o$  y  $N_o$  en función de  $p$  con parámetros  $S$  y  $H$ .

El parámetro a analizar en este caso es la relación entre la eficiencia máxima obtenida para  $N$  óptimo y la eficiencia máxima para  $N = 1$ . Esta relación se observa en la Figura 4.

## 5) Probabilidad de pérdida de Ack igual a la de la trama de datos:

El caso  $C = A$  supone respetar el formato HDLC en el sentido de que cada trama lleva unívocamente reconocida un único frame pendiente, aún en el caso de utilizar tres bits para el número de secuencia de unidades confirmadas.

$$U = A \cdot B$$

Con un análisis similar al anterior se obtienen las Figuras 5, 6 y 7.

\*\* Este método cuyo nombre habitual es "go back-N- recovery" no se distingue por su eficiencia pero sí por su característica de no imponer requerimientos de memoria, por su fácil implementación y su facilidad intrínseca de entregar los paquetes en secuencia.

## 6) Conclusiones:

De lo expuesto analítica y gráficamente se concluye que con tasas de error elevadas, se obtiene una mayor eficiencia enviando más de una trama por transmisión simple, dado que el retardo por sincronismo se divide por N.

Asimismo la inmunidad al ruido aumenta al disminuir el número de bits de cada trama.

## 7) Bibliografía:

- 1- Tanenbaum Andrew S.- Computer Networks - Prentice Hall - 1981.
- 2- Karn Phil - Link Level Protocol Revisited - 1986.
- 3- Field J.A.- Efficient Computer Computer Communication - Proc. IEE, Vol. 123.- Agosto 1976.
- 4- Pouzin L., Zimmerman H. : "A Tutorial on Protocols", Proc. IEEE, Vol. 66, pp 1346-1370, Nov. 1978.
- 5- Chien R.T., Clayton V.E., Boudreau P.E. and Locke R.R. : " Error Correction in a radio based data communications system". IEEE Trans. on Comm. Abril 1975.
- 6 - Davies Watts Donald: " The Control of congestion in packet switching networks".
- 7 - Tobagi F. A. and Kleinrock L.: "The effect of Ack traffic on the capacity of packet- switched radio channels". IEEE Trans.on Comm. Vol Com. 26. N° 6 Junio 1978.
- 8 - Kleinrock L. and Tobagi F. : " Packet switching in radio channels: Part I Carrier Sense multiple access modes and their throughput delay characteristics". IEEE Trans. on comm. Vol. Com 23. Dec. 1975.



- 9 - Tobagi F and Kleinrock L.: "Packet switching in radio channels: Part II- The hidden terminal problem in Csma and the busy tone solution ". IEEE trans. on comm. Vol.Com 23. Dic. 1975.
- 10 -Kahn R.E., Gronemeyer S.A., Burchfield J. and Kunzelman R.C.: "Advances in packet radio technology". Proc. of the IEEE. Special issue in packet communication networks. Nov. 1978.
- 11- Field J. A. : "Efficient Computer-computer communication". Proc. IEE Vol 123 Nro 8, Agosto de 1976.

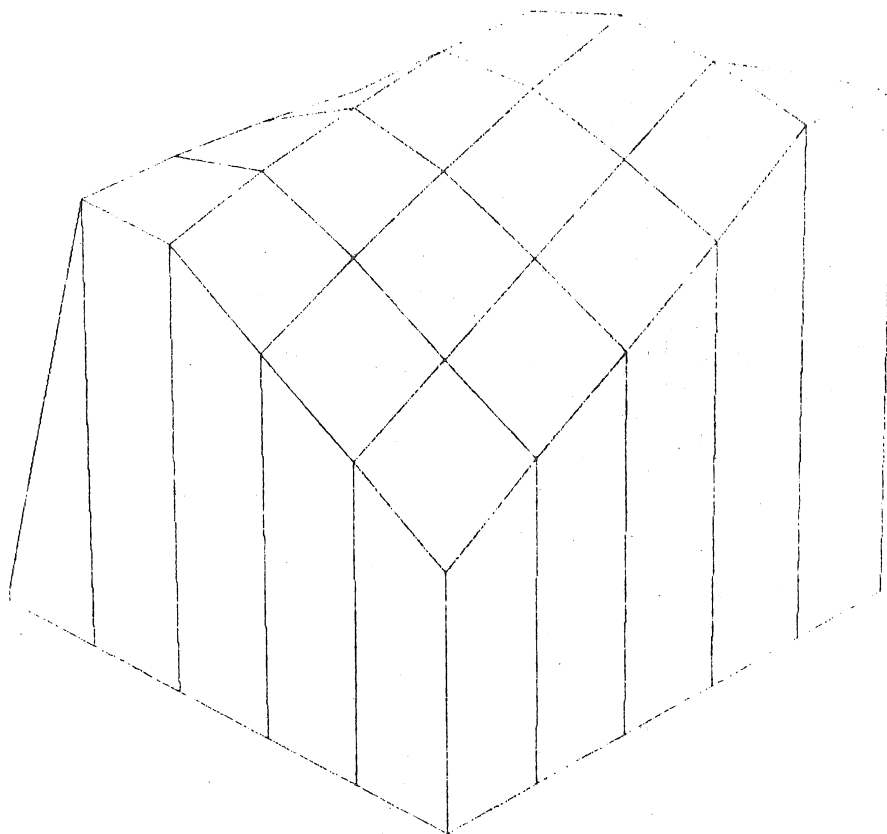


Figura 1  $U(N,D)$   $H=48$   $S=600$   $Lg(p)=-3$

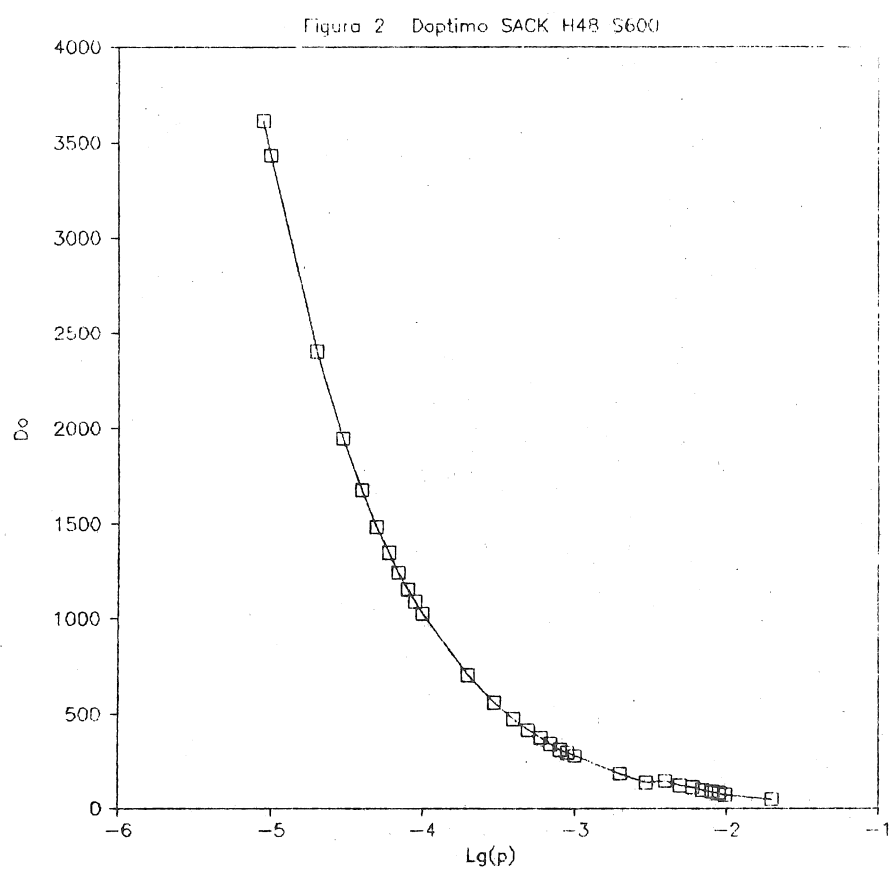


Figura 3 Noptimo SACK H48 S600

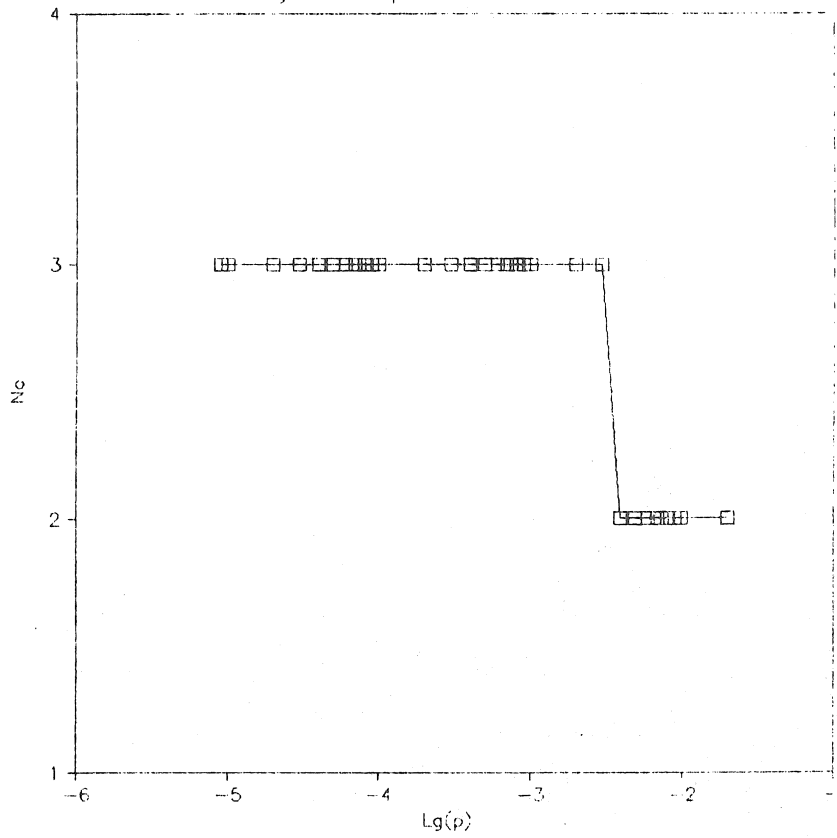


Figura 4  $U/U_1$  SACK H48 S600

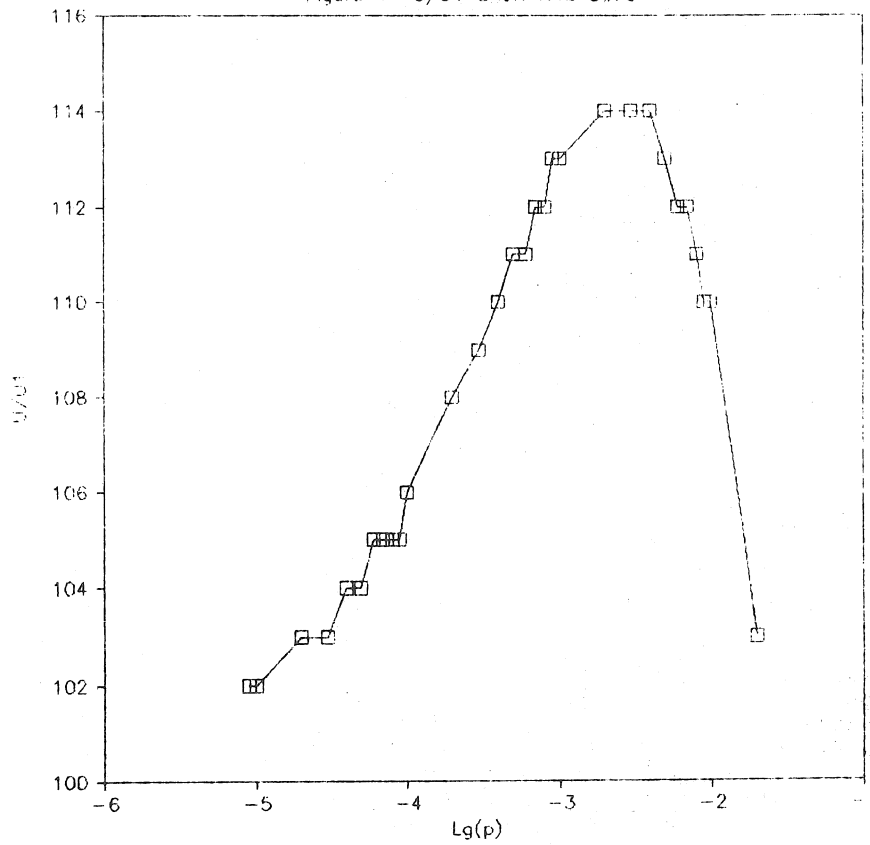


Figura 5 Doptimo CACK H48 S600

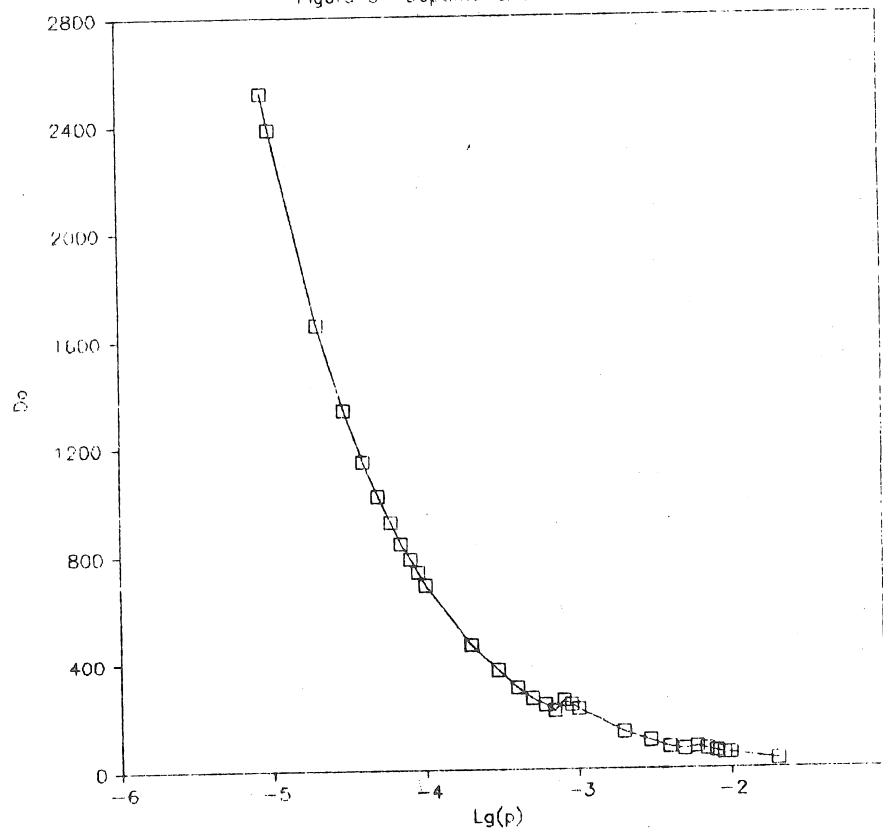


Figura 6 Noptimo CACK H48 S600

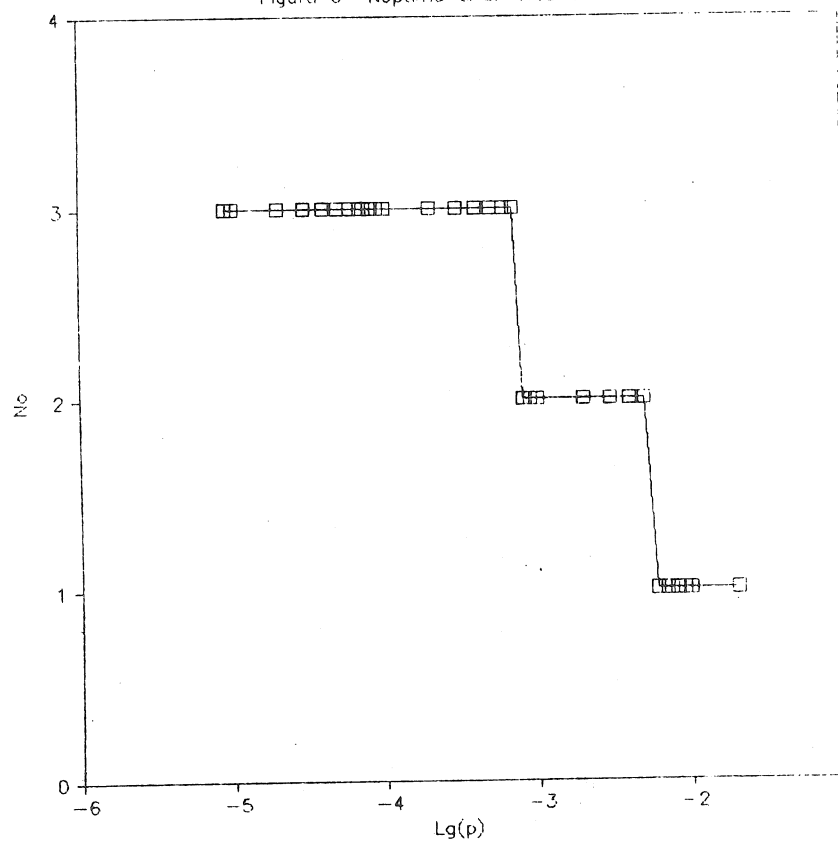


Figura 7 U/U1 CACK H48 5600

